

09/787002



REPUBLIKA HRVATSKA
DRŽAVNI ZAVOD ZA INTELKTUALNO VLASNIŠTVO

PCT/HR 99 / 00022
04 NOV 1999 (04-11-1999)

REC'D	16 NOV 1999
WIPO	PCT

5

POTVRDA CERTIFICATE

Državnom zavodu za intelektualno vlasništvo podnesena je prijava patenta s podacima kako slijedi:
The State Intellectual Property Office received the patent application with the following items:

(71) Podnositelj prijave / *Applicant:*

Julije Ožegović
Istarska 2
21000 Split, HR

(22) Datum podnošenja / *Application Date:*

05. 10. 1998.

(54) Naziv izuma / *Title of the Invention:*

UREĐAJI S KONTROLOM TOKA U PROSTORU PROZOR-VRIJEME

(21) Broj prijave / *Application Number:*

P980536A

Ovime se potvrđuje da su priloženi dokumenti istovjetni s izvornikom.
This is to certify that the enclosed documents are identical to the original.

PRIORITY DOCUMENT

SUBMITTED OR TRANSMITTED IN
COMPLIANCE WITH RULE 17.1(a) OR (b)



Mr. sc. Nikola Kopčić, ravnatelj

u, 04. 11. 1999.

REPUBLIC OF CROATIA
STATE INTELLECTUAL PROPERTY OFFICE

Ulica g... HR-10000 Zagreb, Hrvatska/Croatia: Tel.: (+385 1) 6112-022, 6117-801 (Ravnatelj/Director), 6117-802 (Prijamni ured/ Receiving Office), 6112-035 (InfoPat), 6112-016, 6112-064, 6111-979, 6117-803 (Osoblje/Staff) Fax: (+385 1) 6112-017; E-pošta/E-mail: ipo.croatia@patent.tel.hr

dr.sc. Julije Ožegović

Istarska 2

21000 Split

P 980536 A

UREĐAJI S KONTROLOM TOKA U PROSTORU PROZOR-VRIJEME (Window - Time - Space Flow Control, WTFC)

OPIS IZUMA

1. PODRUČJE NA KOJE SE IZUM ODNOSI

Ovaj izum se odnosi na uređaje s kontrolom toka podataka u telekomunikacijskim mrežama s prospajanjem paketa, a prema međunarodnoj klasifikaciji (MKP) klasificiran je kao: H 04 L 12/56 - digitalni prijenos informacija, sustavi s prospajanjem paketa.

2. TEHNIČKI PROBLEM

Moderne telekomunikacijske mreže koriste prednosti statističkog multipleksiranja informacija postupkom prospajanja (komutacije) paketa, bez obzira da li je duljina paketa proizvoljna do neke granice (Internet) ili fiksna (ATM, X.25), te da li se paketi prosljeđuju kroz mrežu pojedinačno ili virtualnim kanalom. Korisnici u krajnjim uređajima (terminalima) svoje podatke dijele na pakete i šalju ih kroz mrežu, a čvorišta mreže usmjeravaju pojedine pakete do odredišta.

Ukoliko na neko čvorište u promatranom vremenu stigne manje paketa nego što je prijenosni kapacitet kanala kojima se ti paketi dalje prosljeđuju, mreža će biti podopterećena. Ukoliko stigne više paketa, dio će biti prenesen do punog kapaciteta kanala, a ostatak će se nagomilati u memoriji čvorišta. Mreža je preopterećena i kažemo da je nastupilo zagušenje. Zbog gomilanja paketa povećano je vrijeme čekanja promatranog paketa, koji mora sačekati prijenos paketa ispred njega u redu.

Zbog statističkih svojstava dolaznog prometa (terminali pakete kroz mrežu šalju u proizvoljnim trenucima), pojavljivati će se povremena zagušenja i podopterećenja mreže. Stoga je potrebno radi povećanja kakvoće usluge ograničiti broj paketa u redovima čekanja, ali na razinu koja će osigurati zadovoljavajuće iskorištenje mreže. To je optimalna radna točka mreže, koju održavamo postupcima kontrole zagušenja, i to izbjegavanjem zagušenja kada do njega još nije došlo, te otklanjanjem zagušenja kada se je ono zbog nekog razloga pojavilo. Najznačajniji postupak izbjegavanja zagušenja je kontrola toka.

Kontrola toka u paketnim mrežama provodi se regulacijom brzine slanja, brzine kojom terminali šalju pakete na mrežu. Ako je mreža podopterećena, terminali trebaju povećati, a ako je preopterećena trebaju smanjiti brzinu slanja.



3. STANJE TEHNIKE

Problem kontrole toka je izražen posljednjih deset godina i otada se njime bavi niz istraživača u cijelom svijetu. Unatoč brojnim znanstvenim radovima i odobrenim patentima, sama činjenica da se danas na Internetu koriste stara, nezadovoljavajuća rješenja iz 1988. godine pokazuje da pravo rješenje problema kontrole toka još nije pronađeno.

Osnovni mehanizam nastanka zagušenja je gomilanje paketa u memoriji čvorišta. Paketi se pohranjuju u redove čekanja na prijenos kanalima. Posljedica gomilanja je povećano vrijeme čekanja promatranog paketa. Vrijeme kašnjenja paketa na putu od izvorišta ka odredištu, te slično kašnjenje potvrde u suprotnom smjeru zajedno nazivamo vremenom obilaska (Round Trip Time, RTT ili T), i njegovo povećanje zbog čekanja smatramo osnovnim mjerilom kakvoće usluge kod paketnih mreža.

Rješenje problema kontrole toka traži se kroz dva pristupa. U prvom pristupu čvorišta mreže ne dojavljuju podatke o stanju mreže, već prekobrojne pakete spremaju u memorije, te nakon njihovog popunjavanja preostale pakete odbacuju. Terminali takvih mreža mjere vrijeme obilaska T, prozor (broj vlastitih paketa na mreži W) i gubitke paketa, te pokušavaju prilagoditi svoju brzinu predaje. Kod drugog pristupa, čvorišta mreže dojavljuju podatke o stanju mreže implicitno (npr. prisilnim povećanjem vremena kašnjenja ili učestalosti gubitaka paketa), ili eksplicitno (npr. postavljanjem unaprijednih ili povratnih indikatora zagušenja ili dojavljivanjem optimalne brzine prijenosa paketa za pojedini tok podataka). U drugom slučaju, količina obrade podataka u čvorištima može biti vrlo velika, tako da neka od do sada predloženih rješenja nisu ekonomična. Kod svih rješenja, osim kod eksplicitne dojave optimalne brzine, predajnik određuje novu optimalnu brzinu slanja na osnovu podataka (eksplicitna dojava optimalne brzine) ili na osnovu ugrađenih algoritama predajnika (najčešće se koriste linearne funkcije ubrzanja i eksponencijalne funkcije usporenja).

4. IZLAGANJE SUŠTINE IZUMA

Izumom po ovom patentnom zahtjevu traži se rješenje problema zagušenja u paketnim mrežama i to poboljšanom metodom kontrole toka. Novost izuma u odnosu na prethodno stanje tehnike je primjena kontrole toka u prostoru prozor - vrijeme kojom se postiže da terminali mreže šalju pakete optimalnom brzinom i jednoliko. Time se osigurava visoko iskorištenje kapaciteta mreže i visoka kakvoća usluge, i to s minimalnim opterećenjem čvorišta mreže.

Uređaji s kontrolom toka u prostoru prozor-vrijeme (skraćeno WTFC) koriste model mreže na bazi determiniranog sustava s jednim poslužiteljem i ograničenim brojem paketa u mreži. Točka ukupnog kapaciteta mreže (W_0 , T_0) određuje ravninu (prostor) prozor-vrijeme u kojoj su smještene krivulje odziva mreže za različite postotke pripadnog kapaciteta. Svaka krivulja odziva ima točku loma, koja se nalazi na hiperboli kroz (W_0 , T_0). Nakon mjerenja točke (W,T) moguće je odrediti da li se ona nalazi iznad ili ispod hiperbole, te primijeniti jedan od skupova algebarskih izraza za postotak pripadnog kapaciteta i točku loma pripadne odzivne krivulje. Izračunata točka loma ujedno određuje optimalni prozor i kašnjenje, a omjer prozora i kašnjenja optimalnu brzinu predaje paketa.

Ukupni kapacitet mreže (W_0, T_0) čvorišta dojavljaju u obliku temeljnih parametara komunikacijskih kanala na stazi. Korištenjem pristupa uskog grla, uređaj s WTFC kontrolom izračunava točku (W_0, T_0). Alternativno, uređaj s WTFC kontrolom može procijeniti koordinate (W_0, T_0) na osnovi prethodnih mjerenja.

4.1. Mreža kao crna kutija

Promatramo mrežu za prijenos podataka kao crnu kutiju, što znači da predajniku nije poznata struktura mreže. Predajnik šalje pakete na mrežu i prima potvrde. Pri tome pratimo vrijeme obilaska kao razliku vremena prijema potvrde i vremena slanja paketa, formula (1):

$$T = t(a_k) - t(p_k) \quad 1$$

Istovremeno mjerimo širinu prozora kao razliku rednog broja paketa i potvrde u trenutku slanja, formula (2):

$$W = p_k - a_j \quad 2$$

Prijemnik ima ulogu odredišta paketa i generatora potvrda.

Mrežu modeliramo sustavom čekanja s jednim poslužiteljem, slika 3. Kako se radi o telekomunikacijskom kanalu, vrijedi formula (3):

$$\begin{aligned} T &= T_q + T_0 = T_q + T_s + T_p \\ T_0 &= T_s + T_p \end{aligned} \quad 3$$

gdje je T vrijeme obilaska i ukupno vrijeme čekanja, T_q vrijeme čekanja u redu i T_0 ukupno vrijeme posluživanja jednako sumi vremena prostiranja T_p (ovisno o duljini kanala i brzini prostiranja) i vremena predaje T_s (vrijeme potrebno da se paket pošalje na kanal, ovisno o duljini paketa i kapacitetu kanala). Za sustav s jednim poslužiteljem smatramo da je najviše jedan paket na posluživanju pa vrijedi formula (4):

$$\begin{aligned} W &= W_q + W_0 = W_q + W_s + W_p \\ W_0 &= W_s + W_p = 1 + W_p \end{aligned} \quad 4$$

gdje je W prozor, W_q broj paketa u redu čekanja i W_0 ukupni broj paketa na posluživanju kao suma broja paketa u poslužitelju $W_s = 1$ i broja paketa na kanalu W_p . Za paketne mreže također vrijedi formula (5):

$$\begin{aligned} T_s &= W_s \frac{\bar{M}}{C} = \frac{\bar{M}}{C} = \frac{1}{\mu} \\ T_p &= W_p \frac{\bar{M}}{C} = W_p \frac{1}{\mu} \Rightarrow W_p = T_p \mu = T_p \frac{C}{\bar{M}} = \frac{T_p}{T_s} \end{aligned} \quad 5$$

gdje je C kapacitet kanala ili brzina prijenosa, \bar{M} srednja duljina paketa, a μ intenzitet (učestalost) posluživanja. Označimo još s λ brzinu (učestalost) dolazaka paketa na mrežu.

frey

4.2. Optimalna radna točka paketne mreže

Optimalna radna točka paketne mreže određuje se kao kompromis između kakvoće usluge (kašnjenja) i iskorištenja mreže, a s ciljem ekonomičnog rada mreže. Modeliramo li mrežu sustavom čekanja sa jednim poslužiteljem (slika 3), koristimo krivulje odziva mreže, odnosno ovisnosti kašnjenja o opterećenju mreže. Na raspolaganju su nam sustavi M/M/1 s markovljevim (eksponencijalnim), G/G/1 s generalnim i D/D/1 s determiniranim razdiobama vremena međudolazaka i posluživanja. Pri tome je determinirana razdioba specijalni slučaj generalne, kada je varijanca jednaka nuli. Nacrtamo li približne krivulje kašnjenja, vidimo da smanjenjem varijance krivulje G/G/1 polako prelaze u krivulju D/D/1, slika 4. Pri tome je slučaj M/M/1 najgori zbog relativno visoke varijance.

Optimalnu radnu točku određujemo po kriteriju maksimalne snage mreže (omjer propusnosti i vremena kašnjenja) ili kriterijem kakvoće usluge. Po kriteriju maksimalne snage, slika 4, smanjenjem varijance se iskorištenje mreže povećava sporo, ali uz istovremeno poboljšanje kakvoće usluge. Po kriteriju konstantne kakvoće, slika 4, smanjenjem varijance iskorištenje mreže raste brzo. Krivulju odziva približnu krivulji D/D/1 sustava dobijemo već za jedan red veličine smanjenja varijance.

Možemo zaključiti da mehanizam kontrole toka treba osigurati niske varijance vremena međudolazaka i posluživanja paketa. U tom slučaju moguće je visoko iskorištenje mreže uz zadržanu kakvoću usluge, a sam mehanizam kontrole može koristiti krivulje kašnjenja približne D/D/1 krivuljama.

4.3. Prostor prozor - vrijeme

Krivulje kašnjenja na slici 4. nacrtane su za neograničeni broj paketa u mreži, te sve imaju skok u beskonačnost kada se opterećenje približi jediničnom. U praksi ograničavamo broj paketa koje predajnik može poslati na mrežu. Taj broj nazivamo maksimalnim prozorom. Primijenimo li koncept prozora na determinirani sustav čekanja, dobijemo D/D/1/W sustav sa krivuljom odziva prema slici 5. Funkcija odziva daje krivulju slomljenu u točki (W_0, T_0) . W_0 je optimalni prozor koji omogućava potpuno iskorištenje mreže i sastoji se od jednog paketa u poslužitelju i $W_0 - 1$ paketa u kanalu. Krivulja je definirana formulom (6):

$$T = \begin{cases} T_0 & W \leq W_0 \\ W \frac{T_0}{W_0} & W > W_0 \end{cases} \quad 6$$

Smanjenjem prozora kašnjenje ostaje konstantno i jednako vremenu $T_0 = T_p + T_s$, odnosno sumi vremena prostiranja na kanalu i vremena predaje. Mreža je podopterećena. Povećanjem prozora dolazi do gomilanja paketa i do linearnog rasta kašnjenja po pravcu kroz ishodište. Mreža je preopterećena, ali vrijeme kašnjenja ne skače u beskonačnost zbog ograničenog broja paketa.

Korištenjem formule (6) i krivulje sa slike 5, definirali smo prostor prozor - vrijeme, odnosno W, T ravninu. Svaka točka prostora predstavlja jedan par (W, T) prozora i vremena kašnjenja. Ukoliko se izmjerena točka (W, T) nalazi na krivulji (6), tada je komunikacijska mreža definirana upravo tim D/D/1/W sustavom. U suprotnom, kada je izmjerena točka izvan krivulje, parametri sustava su se promijenili i potrebno je pronaći novu radnu točku sustava.

4.4. Procjena radne točke mreže

Ako je nekom korisniku poznata točka (W_0, T_0) i time definirana krivulja odziva, te on izmjeri točku (W, T) koja leži na toj krivulji, tada može zaključiti da mu na raspolaganju stoji čitav kapacitet mreže, te da je optimalna radna točka upravo (W_0, T_0) . U praksi će korisnik dijeliti kapacitet mreže sa mnoštvom drugih korisnika. Pretpostavimo da će svi oni koristiti samo po mali, ali jednak (pravedni) dio ukupnog kapaciteta, formula (7):

$$\mu_j = \alpha \mu ; \alpha \in (0,1) \quad 7$$

gdje je $\alpha = 1/n$ faktor dodjele ovisan o broju korisnika. Kosi dio krivulje kašnjenja je sada:

$$T = W \frac{1}{\alpha \mu} \text{ ili } T = W \frac{T_0(\alpha)}{W_0(\alpha)} \quad 8$$

odnosno:

$$T_0(\alpha) = W_0(\alpha) \frac{1}{\alpha \mu} ; \lambda = \alpha \mu \quad 9$$

Kako T_p ne ovisi o α , vrijedi:

$$T_p = W_p(\alpha) \frac{1}{\alpha \mu} \Rightarrow W_p(\alpha) = T_p \alpha \mu \quad 10$$

možemo izračunati kašnjenje za ravni dio krivulje kašnjenja:

$$T_0(\alpha) = W_0(\alpha) \frac{1}{\alpha \mu} = (W_p(\alpha) + l) \frac{1}{\alpha \mu} = W_p(\alpha) \frac{1}{\alpha \mu} + \frac{l}{\alpha \mu} = T_p + \frac{l}{\alpha \mu} \quad 11$$

Krivulja kašnjenja je određena formulom (12):

$$T = \begin{cases} T_p + \frac{l}{\alpha \mu} & \lambda \leq \alpha \mu \\ W \frac{1}{\alpha \mu} & \lambda > \alpha \mu \end{cases} \text{ ili } T = \begin{cases} T_0(\alpha) & W \leq W_0(\alpha) \\ W \frac{T_0(\alpha)}{W_0(\alpha)} & W > W_0(\alpha) \end{cases} \quad 12$$

Ovisno o parametru α dobili smo obitelj krivulja čije tačke loma leže na hiperboli prema slici 6.

Iz formule (11) je vidljivo da se novo optimalno vrijeme kašnjenja $T_0(\alpha)$ sastoji od konstantnog vremena prostiranja i vremena predaje koje je sada višestruko povećano zbog prisustva drugih korisnika. Mjerenjem točke (W, T) u proizvoljnoj točki W, T ravnine izabrali smo jednu od krivulja i time omogućili jednoznačno izračunavanje parametra α .

Najprije provjerimo da li je točka (W, T) poviše hiperbole provjerom dvaju uvjeta po formuli (13):

$$\begin{aligned} T &\geq T_0(\alpha) \\ W &\geq W_0(\alpha) \end{aligned} \quad 13$$

Profes

ili korištenjem formula (9) i (10):

$$T \geq T_p + \frac{l}{\alpha \mu} \quad 14$$

$$W \geq T_p \alpha \mu + l \quad 15$$

Sređivanjem formula (14) i (15) po α i njihovim kombiniranjem dobijemo formulu (16):

$$\frac{W-l}{T_p} \geq \frac{l}{T-T_p} \quad 16$$

Korištenjem izraza za T_p , formula (17):

$$T_p = T_0 - T_s = T_0 - \frac{l}{\mu} = T_0 - \frac{T_0}{W_0} = T_0 \frac{W_0 - l}{W_0} \quad 17$$

dobijemo osnovni kriterij za ocjenu da li je točka (W, T) iznad ili ispod hiperbole, formula (18):

$$\frac{W-l}{W_0-l} \geq \frac{T_0}{(T-T_0)W_0+T_0} \quad 18$$

Ukoliko je uvjet (18) ispunjen, točka (W, T) je iznad hiperbole, a parametar α izračunavamo prema formuli (19):

$$T = \frac{W}{\alpha \mu} = \frac{W}{\alpha} \frac{T_0}{W_0} \Rightarrow \alpha = \frac{W}{W_0} \frac{T_0}{T} \quad 19$$

Ukoliko uvjet (18) nije ispunjen, točka (W, T) je ispod hiperbole, a parametar α izračunavamo prema formuli (20):

$$T = T_0(\alpha) = T_p + \frac{l}{\alpha} \frac{T_0}{W_0} \Rightarrow \alpha = \frac{T_0}{W_0(T-T_0)+T_0} \quad 20$$

Dobiveni α možemo iskoristiti za izračunavanje optimalne radne točke $(W_0(\alpha), T_0(\alpha))$ prema slici 7. Ako je točka (W, T) iznad hiperbole, predajnik je preopteretio mrežu i treba smanjiti brzinu predaje. Ukoliko je izmjerena točka ispod hiperbole, mreža je podopterećena i brzinu predaje treba povećati. Period emitiranja $t_0(\alpha)$ računamo iz omjera optimalnog kašnjenja i prozora, formula (21):

$$t_0(\alpha) = \frac{T_0(\alpha)}{W_0(\alpha)} \quad \text{ili} \quad t_0(\alpha) = \frac{T_p + \frac{l}{\alpha} \frac{T_0}{W_0}}{T_p \alpha \frac{W_0}{T_0} + l} = \frac{l}{\alpha} \frac{T_0}{W_0} \quad 21$$

Ako je uvjet (18) ispunjen, koristimo formulu (19) i dobijemo (22):

Handwritten signature

$$t_o(\alpha) = \frac{W_o T T_o}{W T_o W_o} = \frac{T}{W} \quad 22$$

Ako uvjet (18) nije ispunjen, koristimo formulu (20) i dobijemo (23):

$$t_o(\alpha) = \frac{W_o(T - T_o) + T_o T_o}{T_o W_o} = T - T_o + \frac{T_o}{W_o} = T - T_o \frac{W_o - 1}{W_o} = T - T_p \quad 23$$

Dobivene formule (22) i (23) su izrazito jednostavne i pogodbe za efikasnu realizaciju algoritama predajnika. Osim optimalne brzine emitiranja paketa, računamo i optimalni prozor kao sigurnosnu mjeru ograničenja broja paketa u mreži, formula (24):

$$W_o(\alpha) = T_o \frac{W_o - 1}{W_o} \alpha \frac{W_o}{T_o} + 1 = (W_o - 1) \alpha + 1 \quad 24$$

Ako je uvjet (18) zadovoljen koristimo (19) pa je:

$$W_o(\alpha) = (W_o - 1) \frac{W T_o}{W_o T} + 1 = T_p \frac{W}{T} + 1 \quad 25$$

U suprotnom, koristimo (20):

$$W_o(\alpha) = (W_o - 1) \frac{T_o}{W_o(T - T_o) + T_o} + 1 = \frac{W_o T}{W_o(T - T_o) + T_o} = \frac{T_p}{T - T_p} + 1 \quad 26$$

U praksi ćemo koristiti izraze s T_p , jer su jednostavniji.

4.5. Procjena ukupnog kapaciteta mreže

Procjena ukupnog kapaciteta mreže odnosi se na određivanje koordinata točke (W_o, T_o) . U stvarnosti, mreža je vrlo složena struktura i predajnik pristupom crne kutije pod kapacitetom mreže zapravo određuje kapacitet staze kojom prolaze njegovi paketi. Kod mreža s virtualnim kanalom (ATM, X.25) to je uvijek ista staza. Kod mreža bez virtualnog kanala paketi se proslijeđuju pojedinačno, pri čemu u visokom postotku prolaze istom (optimalnom stazom), ali potvrde u povratnom smjeru najčešće prolaze drugom stazom.

Ukupni kapacitet može biti procijenjen na osnovu mjerenja ili na osnovu parametara dojavljenih sa čvorišta mreže. Metoda procjene je manje precizna, ali ne opterećuje čvorišta i pogodna je za mreže bez virtualnog kanala. Metoda dojave je precizna, ali opterećuje čvorišta u fazi uspostave veze i pogodna je za mreže s virtualnim kanalom. Alternativno, metoda dojave može se koristiti i kod mreža bez virtualnog kanala tako da čvorišta dojavljuju ukupni kapacitet za svaki proslijeđeni paket.

Kod metode procjene, na raspolaganju su nam mjerenja vremena obilaska T , prozora W i vremena posluživanja $T_s = 1/\mu$, koje je ograničeno kapacitetom najsporijeg kanala na stazi (uskog grla). Ako izmjerimo minimalno vrijeme obilaska $T = T_o$ i vrijeme posluživanja T_s slijedi:

Handwritten signature

$$T_p = T_0 - T_s \quad \text{ i } \quad W_0 = \frac{T_0}{T_s} = T_0 \mu \quad 27$$

Mjerenje parametara T_p i T_s može biti otežano. Gore smo pretpostavili da je izmjereno minimalno vrijeme obilaska, i proglasili smo ga da je jednako T_0 . U stvarnoj mreži, nema garancija da je izmjereno minimalno vrijeme obilaska makar približno stvarnom vremenu T_0 . Slične poteškoće imamo i kod mjerenja vremena posluživanja T_s . Tehnika para paketa daje dobre rezultate samo kod vrlo jednostavnih mreža, jer nema načina da se izbjegne utjecaj faznih odnosa prema drugim korisnicima. Tako par paketa može biti razmaknut ili primaknut na dijelu staze iza kanala najnižeg kapaciteta (iza uskog grla).

Kod **metode dojave** polazimo od pretpostavke da se u toku trajanja veze staza kojom prolaze paketi neće mijenjati, ili da se radi o mreži koja uspostavlja virtualni kanal. Analizirati ćemo parametre koje nam pojedino čvorište može dojaviti o kanalu staze.

Kanal je jednoznačno određen svojim kapacitetom C_i (b/s) i kašnjenjem prostiranja T_{pi} . Za korisnika je interesantno ukupno kašnjenje prostiranja na stazi sastavljenoj od m kanala:

$$T_{p0} = \sum_i T_{pi} \quad ; \quad i = 1 \dots m \quad 28$$

i ta vrijednost je u potpunosti ekvivalentna vremenu prostiranja za model s jednim redom.

Vrijeme predaje je varijabilno i prema formuli (5) ovisi o brzini kanala i srednjoj duljini paketa. Kako isti paketi prolaze kroz stazu promatranog korisnika, na svim kanalima staze se radi o istoj razdiobi duljina, dakle vremena posluživanja će se prvenstveno razlikovati ovisno o kapacitetu pojedinog kanala. Ukupno vrijeme posluživanja na stazi je:

$$T_{s0} = \sum_i T_{si} \quad ; \quad i = 1 \dots m \quad 29$$

Staza se sastoji od serijske veze kanala, s optimalnom brzinom proporcionalnom brzini najsporijeg kanala. Radi se o uobičajenom konceptu uskog grla, gdje je:

$$T_{sb} = \max_i(T_{si}) \quad ; \quad i = 1 \dots m \quad 30$$

Za vrijeme predaje koristimo vrijeme posluživanja T_{sb} uskog grla prema (30), a ostala vremena predaje smatramo dijelom vremena prostiranja:

$$T_0 = \sum_i T_{0i} = \sum_i T_{pi} + \sum_i T_{si} = \left(\sum_i T_{pi} + \sum_{i \neq b} T_{si} \right) + T_{sb} \quad 31$$

Prema (3) slijedi da je:

$$T_p = \sum_i T_{pi} + \sum_{i \neq b} T_{si} = T_{p0} + \sum_{i \neq b} T_{si} \quad \text{ i } \quad T_s = T_{sb} \quad 32$$

Zbog efikasnosti rada čvorišta, optimalno je da mreža dojava osnovne podatke o kanalima, a da korisnik izračuna potrebne parametre. Prilikom uspostave logičkog kanala, čvorišta će

dojaviti vrijeme prostiranja tako da će svako čvorište pribrajati vrijednost kašnjenja vlastitog kanala kumulativnoj varijabli u zaglavlju prvog paketa veze:

$$T_{p0} = \sum_i T_{pi} \quad 33$$

Kako vrijeme predaje ovisi o duljini paketa M , za čvorište je jednostavnije dojaviti kapacitet kanala C_i . Iz (5) za sustav s jednim poslužiteljem vrijedi:

$$T_{s0} = \sum_i T_{si} = \sum_i \frac{\bar{M}}{C_i} = \bar{M} \sum_i \frac{1}{C_i} \quad 34$$

Čvorišta će drugoj kumulativnoj varijabli zaglavlja pribrajati recipročne vrijednosti kapaciteta kanala staze. ~~Posebno nam prema (31) još treba vrijeme predaje najsporijeg kanala, kojeg jednostavno dobijemo dojavom njegovog kapaciteta:~~

$$C_b = \min_i (C_i) ; i = 1 \dots m \quad 35$$

Brzinu najsporijeg kanala čvorišta će dojaviti tako da će vrijednost varijable u zaglavlju paketa izmijeniti umetanjem brzine vlastitog kanala samo ako je manja od ranije vrijednosti varijable. Sada korisnik, poznavajući srednju duljinu \bar{M} vlastitih paketa, računa vrijeme predaje T_s :

$$T_s = \frac{\bar{M}}{C_b} \quad 36$$

i vrijeme prostiranja T_p :

$$T_p = \sum_i T_{pi} + \sum_i T_{si} - T_{sb} = T_{p0} + T_{s0} - T_s = T_{p0} + \bar{M} \left(\sum_i \frac{1}{C_i} - \frac{1}{C_b} \right) \quad 37$$

Minimalno vrijeme prostiranja T_0 računamo prema (3), a širinu prozora W_0 prema (27).

4.6. Korekcija ukupnog kapaciteta mreže

Predajnik na početku rada, dakle kod uspostave ili neposredno nakon uspostave logičkog kanala, procjenjuje početne parametre (W_0, T_0) . Napomenuli smo da ti parametri ne moraju biti točni. U toku rada, predajnik može izmjeriti takvu točku (W, T) , koja se ne uklapa u dotadašnju W, T ravninu, slika 8.

Ako su parametri (W_0, T_0) ispravno određeni, izmjerena točka ne može se naći u području:

$$T < \begin{cases} T_0 & W \leq W_0 \\ W \frac{T_0}{W_0} & W > W_0 \end{cases} \quad 38$$

M. Prej

na slici 8 ispod krivulje odziva. Naime, T_0 je minimalno vrijeme prostiranja i posluživanja, a W_0 je prozor paketa kojima su popunjeni kanal i poslužitelj.

Pretpostavimo, međutim, da su (W_0, T_0) netočni i to na način da je stvarni kapacitet mreže veći od pretpostavljenog. Nova točka (W'_0, T'_0) nalaziti će se u dijelu W,T ravnine ispod krivulje odziva na slici 8. Pri tome su moguća dva slučaja prema formulama (39) i (40):

$$T_p < T < \begin{cases} T_0 & W \leq W_0 \\ W \frac{T_0}{W_0} & W > W_0 \end{cases} \quad 39$$

$$T < T_p \quad 40$$

Za slučaj gdje vrijedi (39), točka (W'_0, T'_0) se nalazi ispod krivulje odziva, ali iznad vodoravnog pravca T_p na slici 8. U tom slučaju otvorene su tri varijante korištenja ranijih parametara: točan T_p , točan T_s , ili točan W_0 , odnosno omjer T_0/T_s .

Varijanta ispravan T_p : Pretpostavimo da je vrijeme prostiranja T_p ispravno određeno, dakle da se radi samo o netočno određenom maksimalnom kapacitetu mreže. U slučaju smanjenja efekt je isti kao da se radi o redovnoj fluktuaciji kapaciteta po korisniku. U slučaju povećanja, potrebno je procijeniti novu radnu točku (W'_0, T'_0) . Ispravnost parametra T_p indicira da nije došlo do promjene staze, a razlika $T_0 - T'_0$ može prema (3) nastati isključivo smanjenjem vremena posluživanja.

Koristimo svojstvo krivulje $W_0(\alpha)$, (11), da je definirana i u području $\alpha > 1$, odnosno u W,T području $W > W_0$, što do sada nismo koristili. Na slici 8. krivulja je produljena desno od točke W_0 . Pretpostavimo situaciju da je nakon rada s parametrima (W_0, T_0) izmjereno novo vrijeme kašnjenja $T_p < T < T_0$. Kako je to vrijeme manje od ranijeg minimalnog vremena, uzimamo novo vrijeme za minimalno:

$$T'_0 = T \quad 41$$

Potrebno je odrediti novi prozor W'_0 . Polazimo od formule (17):

$$T_p = T_0 - \frac{T_0}{W_0} = T'_0 - \frac{T'_0}{W'_0} \quad 42$$

odakle neposredno slijedi:

$$W'_0 = \frac{T'_0}{T'_0 - T_0 - \frac{T_0}{W_0}} = \frac{T'_0 W_0}{T_0 - W_0(T_0 - T'_0)} = \frac{T'_0}{T'_0 - T_p} \quad 43$$

Predajnik će dakle stalno pratiti odnos T_0 i T , te po potrebi korigirati parametre kapaciteta mreže prema formulama (42) i (43). Pretpostavka o točnoj početnoj vrijednosti za T_p je vrlo

Greg

riskantna zbog blagog nagiba hiperbole za $\alpha > 1$. Ako je podatak o T_p bio pogrješan, korekcija optimalnog prozora po (43) će dati neprihvatljivo visoke vrijednosti.

Varijanta ispravan T_s : Pretpostavimo da je vrijeme predaje T_s ispravno određeno, dakle da se radi o netočno procijenjenom T_p na osnovu pogrješnog T_0 . U tom slučaju koristimo novu minimalnu vrijednost prema (41), te računamo T_p i W_0 prema modificiranom izrazu (27):

$$T_p = T_0' - T_s, \quad W_0' = \frac{T_0'}{T_s} \quad 44$$

Ako je pretpostavka o ispravnom T_s približno točna, jednadžbe (44) daju prihvatljive i stabilne rezultate. ~~Nova optimalna širina prozora je manja od prethodne.~~

Varijanta ispravan $W_0 = T_0/T_s$: Pretpostavimo da su vremena predaje i prostiranja početno procijenjena s podjednakom pogreškom. Na osnovi konstantnog prozora W_0 , iz novog T_0' prema (41), računamo novo vrijeme posluživanja prema modificiranom izrazu (27):

$$T_s = \frac{T_0'}{W_0} \quad 45$$

te dalje vrijeme prostiranja prema (44). Korištenjem ove pretpostavke možemo očekivati stabilne rezultate, prvenstveno sa stanovišta očuvanja starog optimalnog prozora. Ova metoda je nešto agresivnija od pretpostavke ispravnog T_s , koja daje smanjenje prozora, ali je daleko stabilnija od pretpostavke ispravnog T_p .

U drugom slučaju, kada vrijedi (40), točka (W_0', T_0') se nalazi u području ispod pravca T_p slike 8. Zbog $T < T_p$ više ne vrijedi pretpostavka da je parametar T_p ispravan. Došlo je do znatne promjene u režimu rada mreže, ili je ranija procjena kapaciteta mreže bila pogrešna. To znači da je pretpostavka o W_0 kao o broju paketa na kanalu i u poslužitelju netočna, te da taj broj sadrži i neke pakete koji su zapravo nalaze u redu čekanja. Vrijedi:

$$W_0 = W_0' + W_q' \quad 46$$

Zbog nepoznatog W_q' nismo u mogućnosti odrediti W_0' . Pretpostaviti ćemo da je do ovako drastične promjene vremena kašnjenja došlo bez smanjenja učestalosti posluživanja, odnosno da vrijedi:

$$\frac{1}{\mu'} \leq \frac{1}{\mu} \Rightarrow \frac{T_0'}{W_0'} \leq \frac{T_0}{W_0} \quad 47$$

odakle slijedi:

$$W_0' \geq \frac{T_0'}{T_0} W_0 \quad 48$$

Handwritten signature

S druge strane, istovremeno imamo podatak o širini prozora W . Ako je novo minimalno vrijeme ostvareno s većim prozorom od (48), uzeti ćemo izmjerenu vrijednost. Predajnik će dakle raditi prema (41) i (49):

$$W'_0 = \max\left(\frac{T'_0}{T_0} W_0, W\right) \quad 49$$

4.7. Pomoćni algoritmi WTFC kontrole

Sa stanovišta predajnika, tri su osnovna vanjska događaja koja potiču njegov rad:

1. dostava podataka za slanje od strane korisnika
2. prijem potvrde s mreže
3. istek vremenskog sklopa učestalosti predaje paketa

Razlikujemo i slijedeće tri faze u uspostavi funkcija kontrole toka:

1. faza slanja prvog i daljih paketa, a prije prijema prve potvrde
2. faza nakon prijema prve potvrde, a prije prijema druge potvrde
3. faza nakon prijema druge potvrde

Predajnik će pakete slati na mrežu prvenstveno nakon isteka vremenskog sklopa učestalosti predaje. Ako je u tom času već dostignut optimalni prozor, slanje paketa će biti odgođeno do dolaska prve potvrde. Istek vremenskog sklopa nazivamo kreditom, pri čemu se pamti najviše jedan kredit. Rad predajnika po kriteriju optimalne brzine $1/t_0(\alpha)$ s jednim kreditom osigurava emitiranje paketa bez praskova, a korištenje optimalnog prozora $W_0(\alpha)$ osigurava očuvanje konačnog broja paketa u mreži. Oba ova kriterija ujedno dovode sustav u optimalnu radnu točku.

Algoritam početnog slanja paketa: U prvoj fazi, predajnik radi u režimu potpunog nepoznavanja kapaciteta mreže. Ta faza traje do prijema prve potvrde, dakle koliko i (početno) vrijeme obilaska T . Ovisno o mreži kao cjelini, udaljenosti i načinu povezivanja korisnika, te stupnju opterećenja mreže, vrijeme obilaska može se kretati u rasponu od 1ms do 10s, dakle u omjeru 1:10000. Istovremeno, brzina prijenosa može se kretati u rasponu od 15.000 do 15.000.000 b/s ili više.

Mreže karakteriziramo umnoškom brzine i kašnjenja $\chi = CT$. Kada se radi o malim brzinama prijenosa, veliko kašnjenje ne predstavlja problem jer se unutar jednog vremena obilaska može prenijeti relativno malo podataka. Slična je situacija s mrežama velikih brzina i malog kašnjenja. U oba slučaja umnožak brzine i kašnjenja je relativno malen. Problemi nastaju kod mreža velikih brzina i kašnjenja, kada je umnožak brzine i kašnjenja velik. Kod takvih mreža, neaktivnost predajnika od nekoliko stotina milisekundi rezultira gubitkom kapaciteta mreže od više desetaka megabita. Parametar χ upravo predstavlja broj bita u mreži pri punom iskorištenju, ali istovremeno i broj neprenesenih bita ako predajnik pauzira.

Kod mreža s visokim χ , često je ukupna količina podataka koju korisnici žele prenijeti manja od χ . To znači da bi se ti podaci mogli poslati prije isteka vremena obilaska, samo ako bi predajnik znao njemu pripadni kapacitet mreže. S druge strane, slanje većeg broja paketa na mrežu u prvoj fazi je problematično zbog nepoznavanja radne točke mreže.

Ovdje se koristi algoritam koji omogućava slanje više paketa u prvoj fazi, a da time ne zaguši mrežu u slučaju malog raspoloživog kapaciteta. Ako se koristi metoda procjene ukupnog kapaciteta, algoritam na samom početku prijenosa podataka pošalje jedan par paketa (p_1 i p_2) radi mjerenja kapaciteta mreže; u suprotnom pošalje samo jedan paket (p_1). Nakon toga predajnik nastavlja s periodičkim slanjem paketa uz eksponencijalno usporenje. Dakle, vrijeme između dva uzastopna paketa k i $k+1$, t_k , dvostruko je duže od vremena između prethodna dva paketa $k-1$ i k prema formuli (50):

$$t_k = t_0 2^{k-1} ; k \geq 2 \quad 50$$

gdje je t_0 polovina početnog perioda. Graf slanja paketa u prvoj fazi prikazan je na slici 9.

U trenutku kad stigne prva potvrda, prelazi se u drugu fazu. U toj fazi čekamo dolazak druge potvrde i dotle šaljemo pakete s dostignutim periodom t_{k-1} , slika 10. Dolazak potvrde mogao se je desiti u prvoj polovini perioda $t_k = 2t_{k-1}$, pa čekamo na istek polovine perioda vremenskog sklopa da bi poslali paket. Međutim, ako je prva potvrda primljena u drugoj polovini perioda t_k , novi paket se na mrežu šalje odmah. U oba slučaja, vremenski sklop se inicira na t_{k-1} . Na ovaj način je izbjegnuto predugo čekanje na istek t_k , a postignuta je manja neodređenost trenutka slanja paketa nakon prve potvrde. Zbog opisanog algoritma, u prvoj fazi se vremenski sklop svaki put inicira na polovinu željene vrijednosti, pa otuda početni period trajanja $2t_0$.

Korekcija izmjerenog prozora: Algoritam kontrole toka izračunava optimalnu radnu točku na osnovu izmjerenog para (W, T) , odnosno širine prozora i vremena obilaska. Pri tome je širina prozora broj paketa ili okteta koji su na mreži bili u trenutku slanja paketa čija je potvrda upravo stigla i omogućila mjerenje novog para (W, T) . Kod paketnih mreža s čistom prozorskom kontrolom, novi paket se šalje u trenutku kada je pristigla potvrda nekog ranije poslanog. Stoga je i prozor cjelobrojna varijabla, slika 11a.

Kod mreža s WTFC kontrolom paket se šalje u trenutku isteka perioda predaje, koji ne ovisi o trenutku dolaska potvrde (pod uvjetom da optimalni prozor nije iskorišten). Kako je posljednja potvrda primljena prije slanja promatranog paketa, možemo smatrati da je dio podataka na mreži već prenesen, te cjelobrojnu vrijednost prozora korigiramo prema vremenu obilaska, slika 11b. Kako nemamo stvarnih informacija o dijelu prenesenih podataka, koristimo linearnu aproksimaciju prema formuli (51):

$$W_k = (k - j) \frac{t(A_k) - t(P_k)}{t(A_k) - t(A_j)} \quad 51$$

gdje su $t(A_k)$ i $t(A_j)$ vremena potvrda promatranog paketa i posljednje potvrde primljene prije slanja tog paketa, a $t(P_k)$ vrijeme slanja promatranog paketa. Za $t(P_k) = t(A_j)$ izraz (52) se reducira na $W_k = (k - j)$, što je identično izrazu (2).

Algoritam procjene pripadnog kapaciteta: Nakon druge potvrde prelazimo u treću fazu rada predajnika. Sada raspolazemo s kapacitetom mreže (W_0, T_0) , te možemo koristiti kontrolu toka. U ovoj fazi najznačajniji je događaj prijem potvrde. U tom trenutku imamo

novi par (W, T) na osnovu kojega ažuriramo potrebne parametre: period predaje paketa $t_0(\alpha)$ i optimalni prozor $W_0(\alpha)$.

U praksi parametar $t_0(\alpha)$ prema (22) treba uzeti s rezervom. Izmjereno vrijeme obilaska i širina prozora (W, T) paketa k zapravo su podaci iz prošlosti. Parametar $t_0(\alpha)$ treba biti u funkciji postizanja optimalnog prozora u budućnosti. Stoga ćemo u stvarnom uređaju najprije izračunati optimalni prozor $W_0(\alpha)$, a zatim radnu vrijednost $t'_0(\alpha)$ prema izrazu:

$$t'_0(\alpha) = \frac{T}{W_0(\alpha)}$$

52

Filtriranje podataka: Stabilnost sustava s povratnom vezom znatno ovisi o kašnjenju. Reakcija mreže na bilo koju akciju predajnika biti će vidljiva tek nakon vremena obilaska. Stoga se koriste dva adaptivna filtra s obzirom na vrijeme obilaska i širinu prozora: usporavanje i filtriranje perioda $t'_0(\alpha)$.

Usporenje brzine predaje koristi se zbog činjenice da je izvedeni model na bazi D/D/1/W sustava zapravo aproksimacija stvarnog G/G/1 sustava. Stvarna radna točka bi trebala biti lijevo od koljena krivulja u W, T ravnini. Usporavanje brzine predaje postiže se primjenom empirijske relacije:

$$t''_0(\alpha) = t'_0(\alpha)(1 + \gamma T_0)$$

53

tako da se za $\gamma = 0,1$ i $T_0 = 1s$ postiže oko 10% smanjenja brzine predaje. Kod malih vremena obilaska očekuje se dobra stabilnost sustava, pa je moguć rad blizu potpunog iskorištenja mreže. Kod većih kašnjenja, usporenje predaje može doprinijeti stabilnosti rada.

Period $t''_0(\alpha)$ se dodatno filtrira eksponencijalnim usrednjavanjem nelinearno s obzirom na smjer promjene. Ukoliko se radi o usporavanju predaje, filtriranje se preskače i nova, veća vrijednost $t''_0(\alpha)$ se odmah aktivira. Kod ubrzavanja predaje, koristi se adaptivni filter prema širini prozora:

$$t'''_0(\alpha)_k = \begin{cases} \beta t'''_0(\alpha)_{k-1} + (1 - \beta) t''_0(\alpha)_k & \\ t''_0(\alpha) & \end{cases}$$

54

gdje je β faktor zaboravljanja ovisan o prozoru $W_0(\alpha)$:

$$\beta = \begin{cases} 0 & W_0(\alpha) \leq a \\ \frac{W_0(\alpha) - a}{b - a} c & a < W_0(\alpha) \leq b \\ c & b < W_0(\alpha) \end{cases}$$

55

Variranjem granica a i b mijenja se područje linearnog porasta β s $W_0(\alpha)$. Promjenom parametra c mijenja se nagib linearne ovisnosti, a to je ujedno i najveći dozvoljeni faktor filtriranja kod velikih prozora. Mogući parametri filtriranja su npr. a=0, b=10 i c=0,925.

4.8. Uređaji s kontrolom toka u prostoru prozor - vrijeme

Mreže za prijenos podataka s prospajanjem paketa koje koriste kontrolu toka u prostoru prozor - vrijeme (WTFC) grade se od dvije osnovne vrste uređaja, čvorišta i terminala. Čvorišta u pravilu ostvaruju funkciju usmjeravanja paketa pa ih nazivamo usmjernicima (router). Terminali su uređaji koji omogućavaju pristup korisnika mreži i najčešće su to korisnikova računala. Bez obzira na konkretnu izvedbu i namjenu uređaja, bitno je da čvorišta i terminali ostvaruju funkcije prema opisu WTFC kontrole.

Za potrebe mehanizama WTFC kontrole, osim uobičajenog broja paketa i potvrdnog broja, u zaglavlju paketa treba predvidjeti varijable prema tablici 1. U zaglavlju imamo dvostruke varijable kako bi u svakom trenutku omogućili prijenos potvrda paketima suprotnog smjera.

naziv varijable:	unaprijedna	povratna
varijabla kumulativnog vremena prostiranja	T_{pof}	T_{pob}
varijabla sume recipročnih vrijednosti kapaciteta	S_{cif}	S_{cib}
varijabla minimalnog kapaciteta kanala	C_{iminf}	C_{iminb}
varijabla posljednje potvrde	a_{jf}	a_{jb}
varijabla vremena slanja	$T(p_k)_f$	$T(p_k)_b$

Tablica 1. Varijable zaglavlja paketa za WTFC kontrolu

Terminali s WTFC kontrolom raspolažu s dva bitna modula, a to su predajnik i prijemnik paketa, odnosno drugih jedinica informacije korisnika koje su obuhvaćene WTFC kontrolom, slika 1.

Predajnik (101) paketa formira pakete dijeljenjem korisnikovih podataka u **procesu segmentacije (102)**, ili ako nema korisnikovih podataka formira potvrđne pakete nakon prijema paketa s podacima iz suprotnog smjera, na osnovu naloga prijemnika.

Proces inicijalizacije (103) upisuje potrebne vrijednosti u varijable zaglavlja. Unaprijednu varijablu posljednje potvrde a_{jf} postavlja na vrijednost posljednjeg primljenog potvrdnog broja, a povratnu varijablu posljednje potvrde a_{jb} postavlja na vrijednost istoimene unaprijedne varijable primljene u paketu suprotnog smjera čiji potvrdni broj nosi promatrani paket. Unaprijednu varijablu vremena slanja $T(p_k)_f$ postavlja na trenutno lokalno vrijeme, a povratnu varijablu vremena slanja $T(p_k)_b$ postavlja na vrijednost istoimene unaprijedne varijable primljene u paketu suprotnog smjera čiji potvrdni broj nosi promatrani paket. Ako mreža dojavljuje ukupni kapacitet, u zaglavlja postavlja unaprijedne varijable kumulativnog vremena prostiranja T_{pof} i sume recipročnih vrijednosti kapaciteta S_{cif} u nulu, a varijablu minimalnog kapaciteta C_{iminf} u maksimalnu vrijednost. Istovremeno, kopira vrijednosti iz varijabli T_{pof} , S_{cif} , i C_{iminf} primljenih u paketu suprotnog smjera u istoimene povratne varijable. Pakete smješta u **spremnik paketa (104)** i šalje ih na proces predaje paketa u skladu sa **vremenskim taktom (108)** brzine predaje $t_0''(\alpha)$ i **provjerom dozvoljenog prozora (111)** $W_0(\alpha)$, ako je trenutni prozor manji od dozvoljenog

Proces izračunavanja $W_0(\alpha)$ (110) određuje taj prozor prema formuli (25) ili (26), a **proces izračunavanja** $t_0''(\alpha)$ (107) određuje taj period prema formulama (52) ili (23), te (53) i (54), oba na osnovu uvjeta (18) iz **procesa provjere područja (112)**.

Handwritten signature

Kod svakog prijema potvrde, prijemnik dojavljuje predajniku potvrdni broj i trenutak prijema potvrde, te sadržaj varijabli prema tablici 1 iz zaglavlja paketa. Na osnovu tih podataka, **proces mjerenja točke (W, T) (106)** izračunava konkretne vrijednosti za T prema (1) i W prema (2) s korekcijom (51).

Ovisno o primijenjenoj metodi, **proces procjene i korekcije ukupnog kapaciteta (109)** mreže će računati i korigirati parametre (W_0, T_0) i T_p kod prijema svake ili samo nekih potvrda, koristeći formule (27) do (49).

Prijemnik (113) paketa u **procesu prijema (115)** prima pakete s kanala te u **procesu izdvajanja (114)** izdvaja i isporučuje primljene podatke korisniku, a potrebne parametre iz zaglavlja i vrijeme prijema potvrde predajniku. Istovremeno daje nalog predajniku da pošalje potvrdu u zaglavlju paketa suprotnog smjera, ili posebnim potvrdnim paketom ako trenutno nema korisnikovih podataka za slanje.

Čvorišta prosljeđuju pakete **procesom prosljeđivanja (201)**, i istovremeno na mrežama s WTFC kontrolom mogu raspolagati funkcijom dojave parametara ukupnog kapaciteta mreže ako se koristi ta metoda procjene, slika 2. U tom slučaju čvorišta **procesom dojave kapaciteta (202)** modificiraju zaglavlja paketa koje prosljeđuju, tako da postavljaju unaprijednu varijable kumulativnog vremena prostiranja T_{por} prema formuli (33), sume recipročnih vrijednosti kapaciteta S_{cif} prema formuli (34) i minimalnog kapaciteta C_{minf} prema formuli (35).

5. KRATAK OPIS CRTEŽA

Crteži 1 - 11 korišteni su u izlaganju radi lakšeg objašnjavanja i razumijevanja suštine izuma. Pri tome slike 1 i 2 prikazuju strukturu uređaja s WTFC kontrolom, a ostale slike ilustriraju način rada pojedinih algoritama WTFC kontrole.

- Slika 1. Struktura terminala s WTFC kontrolom
- Slika 2. Struktura čvorišta s WTFC kontrolom
- Slika 3. Sustav čekanja s jednim poslužiteljem
- Slika 4. Krivulje kašnjenja i optimalna radna točka za M/M/1, G/G/1 i D/D/1 modele
- Slika 5. Odziv D/D/1/W sustava
- Slika 6. Obitelj krivulja kašnjenja ovisno o α
- Slika 7. Izračunavanje optimalne radne točke
- Slika 8. Ograničenja u W, T ravnini
- Slika 9. Algoritam početnog slanja paketa, sa parom paketa
- Slika 10. Algoritam slanja nakon prve potvrde
- Slika 11. Širina prozora za a) prozorsku kontrolu i b) kombiniranu kontrolu

6. OPIS OSTVARENJA IZUMA

S obzirom da se radi o uređajima (terminalima i čvorištima) zasnovanim na primjeni računala, ostvarenje izuma je moguće ugradnjom opisanih postupaka u programsku podršku uređaja. Poglavlje 4.8. izlaganja biti izuma ujedno je opis načina ostvarenja izuma.

7. NAČIN PRIMJENE IZUMA

Izum se primjenjuje tako da se izgrade mreže od uređaja koji koriste WTFC kontrolu.

PATENTNI ZAHTJEVI

1. Komunikacijske mreže za prijenos podataka s prospajanjem paketa (paketne mreže), **naznačene time** da koriste kontrolu toka u prostoru prozor - vrijeme (skraćeno WTFC kontrola) i koje gradimo od
 - terminala s WTFC kontrolom i
 - čvorišta (201) sa ili bez WTFC kontrole.
2. Terminali spomenuti u zahtjevu 1, slika (1), **naznačeni time** da koriste WTFC kontrolu i koji raspoložu
 - prijemnikom s WTFC kontrolom (113) paketa ili druge jedinice informacije na koju se primjenjuje WTFC kontrola
 - predajnikom s WTFC kontrolom (101) paketa ili druge jedinice informacije na koju se primjenjuje WTFC kontrola.

3. Predajnici paketa (101) spomenuti u zahtjevu 2, koji formiraju paket procesom segmentacije paketa (102) na osnovu postojanja korisnikovih podataka te u njega uključuju podatke potvrde na osnovu naloga prijemnika, ili formiraju posebni potvrdni paket na osnovu naloga prijemnika, smještaju paket u spremnik paketa (104) i emitiraju paket procesom predaje paketa (105), **naznačeni time** što procesom inicijalizacije varijabli zaglavlja (103) iniciraju posebne varijable zaglavlja.
4. Predajnici paketa (101) spomenuti u zahtjevu 2, nadalje **naznačeni time** što iniciraju predaju paketa ako su zadovoljeni
 - uvjet isteka vremena perioda predaje $t_0'''(\alpha)$ (kredit) u procesu vremenskog takta $t_0'''(\alpha)$ sa spremnikom jednog kredita (108)
 - uvjet nedostizanja optimalnog prozora $W_0(\alpha)$ u procesom provjere dozvoljenog prozora (111) da li je trenutni prozor manji od $W_0(\alpha)$
5. Predajnici paketa (101) spomenuti u zahtjevu 2, nadalje **naznačeni time** što
 - izračunavaju $t_0'''(\alpha)$ procesom izračunavanja $t_0'''(\alpha)$ (107) prema formulama (52) i (23), te (53) i (54)
 - izračunavaju $W_0(\alpha)$ procesom izračunavanja $W_0(\alpha)$ (110) prema formulama (25) i (26)
 - provjeravaju dozvoljeni prozor procesom provjere područja (112) prema formuli (18)
6. Predajnici paketa (101) spomenuti u zahtjevu 2, nadalje **naznačeni time** što
 - dobivaju potrebne parametre od strane prijemnika (113) nakon prijema potvrde,
 - mjere točku (W, T) procesom mjerenja točke (W, T) (106) prema formulama (1), (2) i (51)
 - izračunavaju i korigiraju parametre (W_0, T_0) i parametar T_p , procesom procjene i korekcije ukupnog kapaciteta mreže (109)

7. Prijemnici paketa (113) spomenuti u zahtjevu 2, koji nakon prijema paketa procesom prijema paketa (115) izdvajaju podatke procesom izdvajanja (114) i isporučuju ih korisnicima, **naznačeni time** što procesom izdvajanja (114) izdvajaju parametre iz zaglavlja prema tablici 1 i dojavljuju ih predajniku (101)

8. Proces inicijalizacije varijabli zaglavlja (103) spomenut u zahtjevu 3, **naznačen time** što inicira varijable zaglavlja prema tablici 1 novoformiranog paketa tako da
- unaprijednu varijablu posljednje potvrde a_{jF} postavlja na vrijednost posljednjeg primljenog potvrdnog broja
 - povratnu varijablu posljednje potvrde a_{jB} postavlja na vrijednost istoimene unaprijedne varijable primljene u paketu suprotnog smjera čiji potvrdni broj nosi promatrani paket
 - unaprijednu varijablu vremena slanja $T(p_k)_F$ postavlja na trenutno lokalno vrijeme
 - povratnu varijablu vremena slanja $T(p_k)_B$ postavlja na vrijednost istoimene unaprijedne varijable primljene u paketu suprotnog smjera čiji potvrdni broj nosi promatrani paket
9. Proces inicijalizacije varijabli zaglavlja (103) spomenut u zahtjevu 3, nadalje **naznačen time** što inicira varijable zaglavlja prema tablici 1 novoformiranog paketa ako se koristi metoda dojava ukupnog kapaciteta mreže, tako da
- ~~- unaprijednu varijablu kumulativnog vremena prostiranja T_{por} postavlja u nulu~~
 - unaprijednu varijablu sume recipročnih vrijednosti kapaciteta S_{cif} postavlja u nulu
 - unaprijednu varijablu minimalnog kapaciteta C_{minf} postavlja u maksimalnu vrijednost
 - kopira vrijednosti iz varijabli T_{por} , S_{cif} , i C_{minf} primljenih u paketu suprotnog smjera u istoimene povratne varijable
10. Proces vremenskog takta $t_0''(\alpha)$ sa spremnikom jednog kredita (108) spomenut u zahtjevu 4, **naznačen time** da ostvaruje algoritam početnog slanja paketa prema slikama 9 i 10, te osigurava normalno slanje paketa, tako da nakon isteka iniciranog perioda
- prije prijema prve potvrde i ako nema kredita, poveća spremnik kredita za 1 i inicira isti vremenski period
 - prije prijema prve potvrde i ako ima kredita, inicira dvostruki vremenski period, te inicira slanje paketa
 - nakon prijema prve potvrde, postavi spremnik kredita u 1 i inicira slanje paketa
11. Proces procjene i korekcije ukupnog kapaciteta mreže (109) spomenut u zahtjevu 6, **naznačen time** da za slučaj primjene metode dojava na osnovu izdvojenih parametara prvog ili svakog paketa primljenog iz suprotnog smjera
- izračunava T_p prema formuli (37)
 - izračunava T_0 prema formuli (3)
 - izračunava W_0 prema formuli (27)
12. Proces procjene i korekcije ukupnog kapaciteta mreže (109) spomenut u zahtjevu 6, nadalje **naznačen time** da za slučaj primjene metode procjene i metode para paketa na osnovu izmjerenih parametara svakog paketa primljenog iz suprotnog smjera
- nakon prijema prve potvrde izračunava T_0 prema $T_0 = T$
 - nakon prijema druge potvrde izračunava W_0 prema $W_0 = T_0 / (T - T_0)$
13. Proces procjene i korekcije ukupnog kapaciteta mreže (109) spomenut u zahtjevu 6, nadalje **naznačen time** da za slučaj primjene metode procjene na osnovu izmjerenih parametara svakog paketa primljenog iz suprotnog smjera, ako je izmjereni $T < T_0$
- korigira T_0 prema $T_0 = \min(T)$
 - ako je $T < T_p$ korigira W_0 prema formuli (49), inače prema formuli (43) i (44)
 - korigira T_p prema formuli (17)

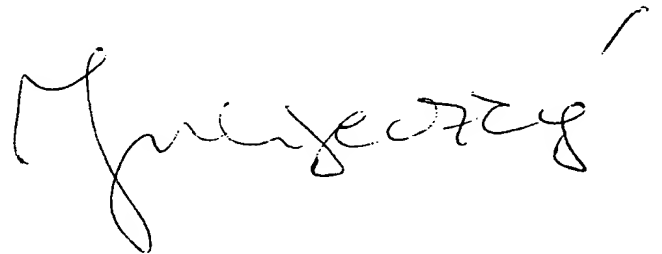
14. Čvorišta (201) spomenuta u zahtjevu 1, slika 2, koja usmjeravaju pakete procesom prosljeđivanja paketa (202), **naznačena time** što za slučaj korištenja metode dojave ukupnog kapaciteta mreže raspolažu procesom dojave kapaciteta (203).
15. Proces dojave kapaciteta (203) prema zahtjevu 14 **naznačen time** da modificira zaglavlja prvog ili svakog paketa veze tako da
- modificira unaprijednu varijablu kumulativnog vremena prostiranja T_{por} prema formuli (33)
 - modificira unaprijednu varijablu sume recipročnih vrijednosti kapaciteta S_{cif} prema formuli (34) i
 - modificira unaprijednu varijablu minimalnog kapaciteta C_{minf} prema formuli (35).
-
- M. Jurec*
-

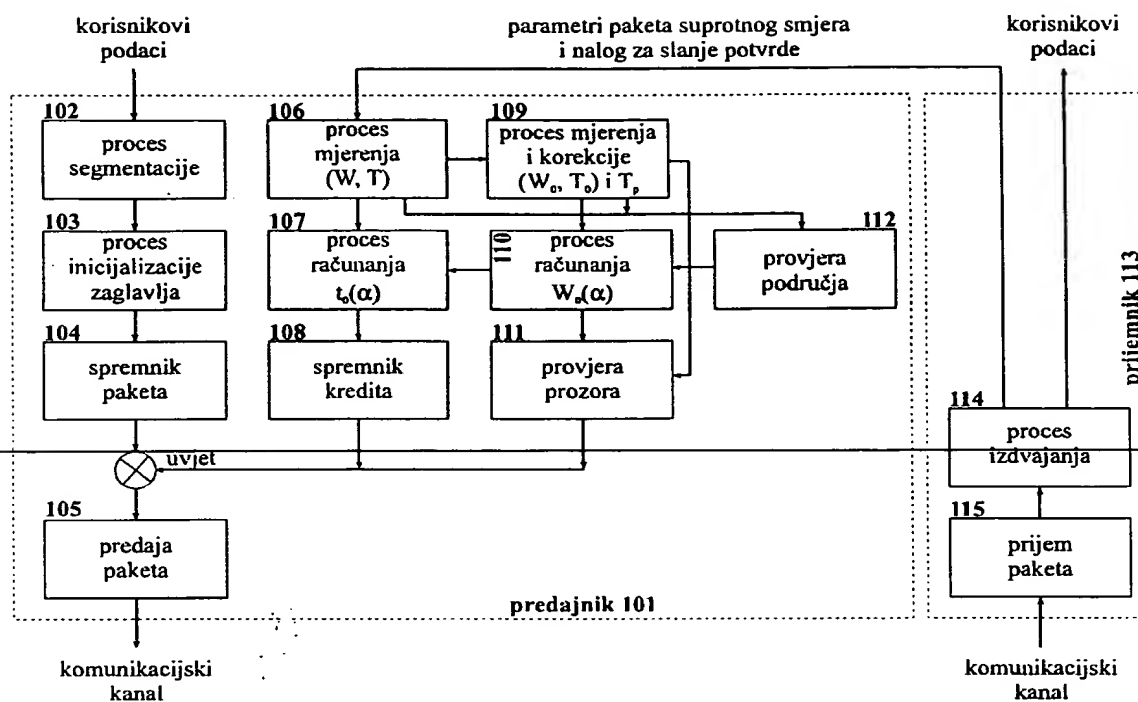
SAŽETAK

U telekomunikacijskim mrežama s komutacijom paketa, optimalna radna točka mreže održava se kontrolom toka, odnosno regulacijom brzine slanja paketa. Stanje preopterećenja (zagušenja) ili podopterećenja mreže detektira se eksplicitnom dojavom s čvorišta ili implicitno mjerenjem broja paketa (prozora W) i vremena obilaska (T).

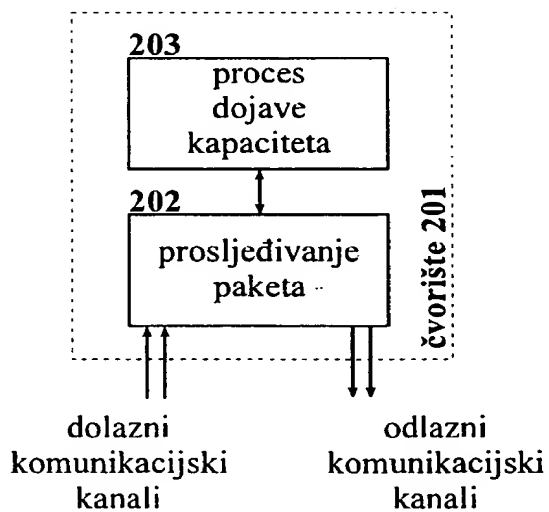
Kontrola toka u prostoru prozor-vrijeme (WTFC) je postupak određivanja pripadnog dijela kapaciteta mreže, optimalne brzine slanja paketa i optimalnog prozora na osnovu izmjerene točke (W, T) u prostoru prozor-vrijeme i poznavanja ukupnog kapaciteta mreže (W_0, T_0). Time uređaji s WTFC kontrolom toka, čvorišta i terminali, održavaju optimalnu radnu točku mreže u blizini režima rada s praznim redovima čekanja.

Kod mreža s WTFC kontrolom, čvorišta dojavljuju ukupni kapacitet samo kod uspostave veze između izvorišta i odredišta. Nakon toga, kod pojedinih paketa u prijenosu, sve obrade obavlja isključivo terminal, odnosno njegov predajnik paketa. Predajnik s WTFC kontrolom istovremeno određuje optimalni prozor i brzinu predaje, što doprinosi stabilnosti regulacije, ograničava broj paketa u mreži i smanjuje varijancu brzine predaje.





Slika 1.

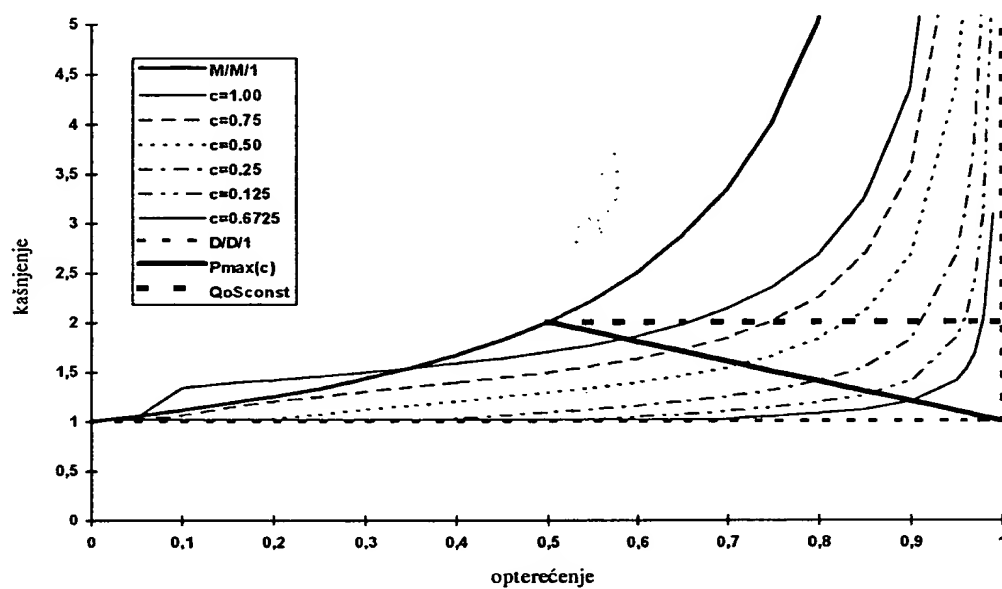


Slika 2.

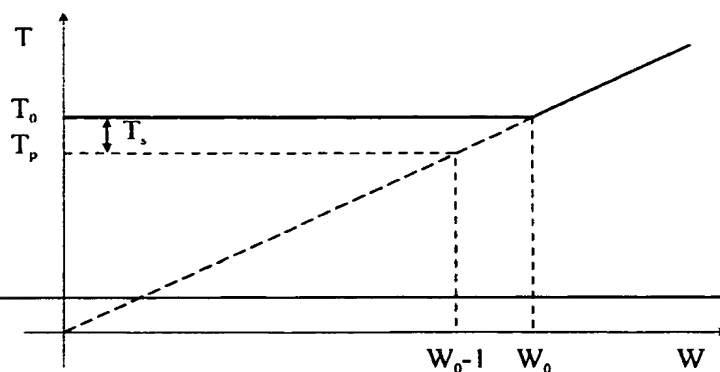
Handwritten signature:

proces dolazaka t_k, \bar{t}, τ^2 proces posluživanja s_k, \bar{s}, σ^2 red čekanja W_q, T_q poslužitelj W_s, T_s kom. kanal W_p, T_p

Slika 3.

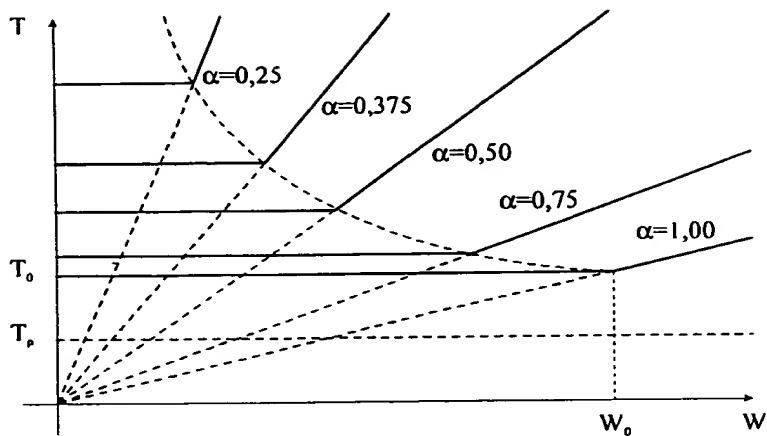


Slika 4.

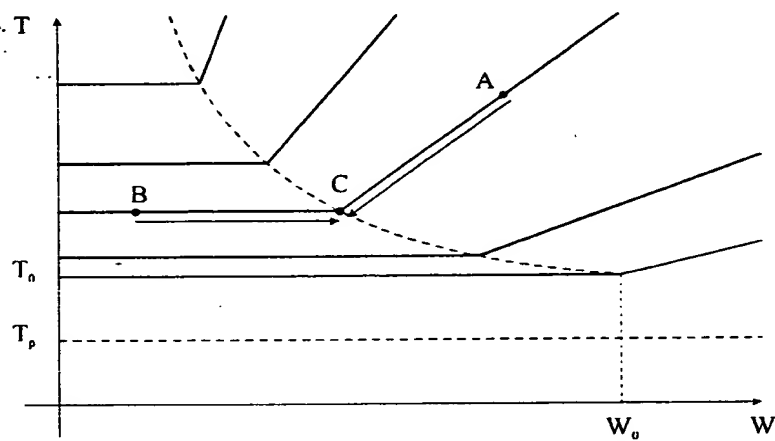


Slika 5.

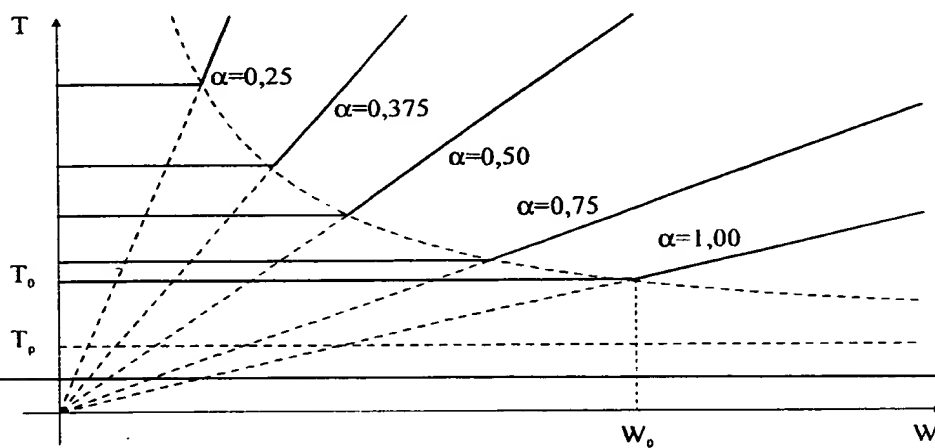
Handwritten signature



Slika 6.

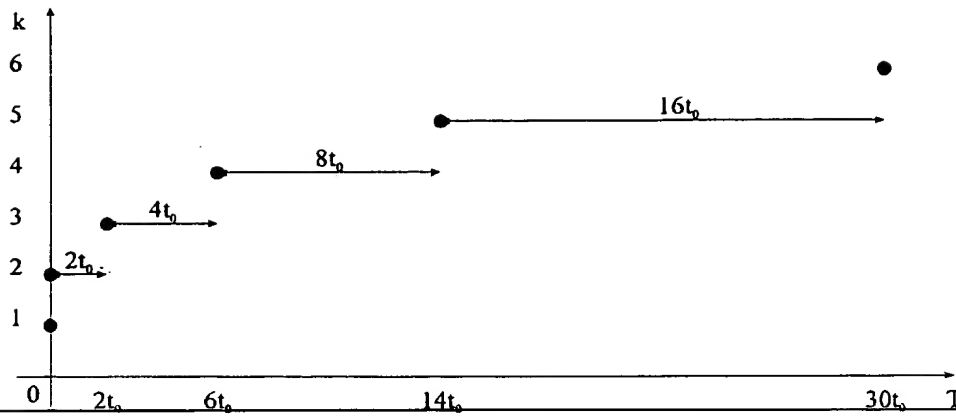


Slika 7.

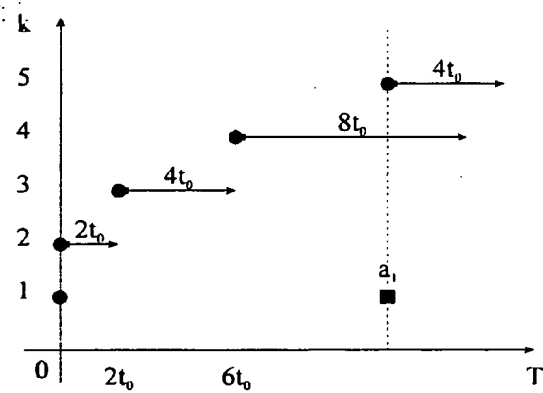
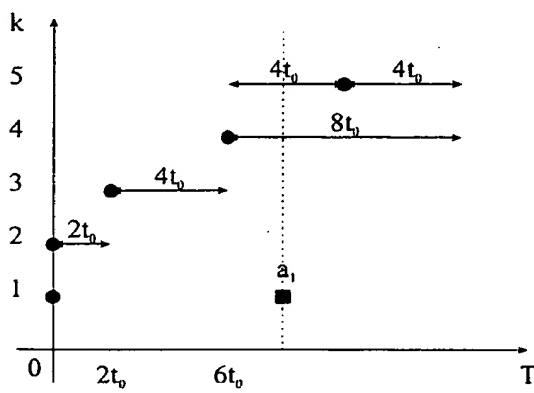


Slika 8.

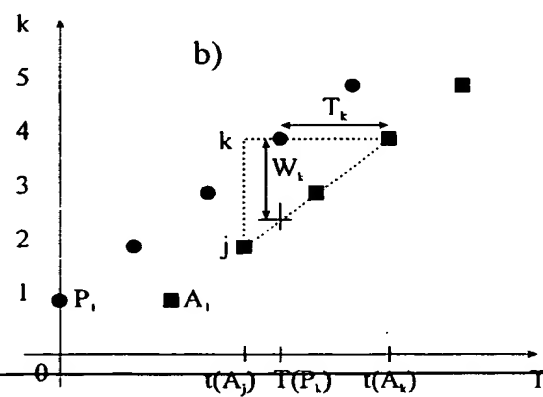
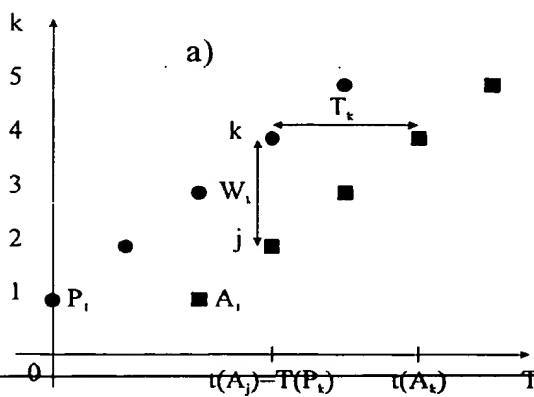
Handwritten signature or mark.



Slika 9.



Slika 10.



Slika 11.

Handwritten signature

THIS PAGE BLANK (USPTO)

**This Page is Inserted by IFW Indexing and Scanning
Operations and is not part of the Official Record**

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images include but are not limited to the items checked:

- ☒ **BLACK BORDERS**
- ☐ **IMAGE CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES**
- ☒ **FADED TEXT OR DRAWING**
- ☒ **BLURRED OR ILLEGIBLE TEXT OR DRAWING**
- ☐ **SKEWED/SLANTED IMAGES**
- ☐ **COLOR OR BLACK AND WHITE PHOTOGRAPHS**
- ☐ **GRAY SCALE DOCUMENTS**
- ☒ **LINES OR MARKS ON ORIGINAL DOCUMENT**
- ☐ **REFERENCE(S) OR EXHIBIT(S) SUBMITTED ARE POOR QUALITY**
- ☐ **OTHER:** _____

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

As rescanning these documents will not correct the image problems checked, please do not report these problems to the IFW Image Problem Mailbox.

THIS PAGE BLANK (USPTO)